NE PAS EMPORTER

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

CENTRE DE RECHERCHE SUR LES TRANSPORTS

CASE POSTALE 6128, SUCCURSALE A, MONTRÉAL, QUÉBEC, H3C 3J7

OPTIMISATION DES HORAIRES D'ÉQUIPAGES D'AVIONS

par

Sylvie Lavoie

Ce rapport a été réalisé au cours d'un stage à Air France, Paris; il a été financé conjointement par Air France et le Centre de recheche sur les transports de l'Univesité de Montréal.

Université de Montréal
Centre de recherche sur les transports - Publication #400
Février 1985

Dépôt légal - 2e trimestre 1985

TABLE DES MATIERES

INTRODUCTION

1. LE PROBLEME

   1.1. Definitions

   1.2. Equations du modèle

2. RESOLUTION DU PROBLEME PAR PROGRAMMATION LINEAIRE GENERALISEE : UN ALGORITHME DE GENERATION DE COLONNES

   2.1. Algorithme général de génération de colonnes

   2.2. Application de l'algorithme de génération de colonnes au problème de rotations d'équipages

3. METHODE DE RESOLUTION DU SOUS-PROBLEME : ALGORITHME GENERATEUR

   3.1. Précalcul : construction du réseau développé

   3.2. Décomposition du problème de plus court chemin sur le réseau développé et approximation de la fonction de coût

   3.3. Algorithme pour la résolution du problème de plus court chemin sur le réseau développé

4. RESULTATS

5. POSSIBILITES FUTURES DU MODELE

INTRODUCTION

Périodiquement, chaque compagnie aérienne doit affecter, à un coût minimum ses équipages sur les vols qu'elle assure. Pour traiter plus facilement ce problème des horaires d'équipages, elle le divise en deux grandes phases :

1. Génération d'un ensemble de rotations pour les équipages

2. Groupement de ces rotations en horaires individuels (planning).

La rotation utilisée comme unité de base pour l'assignation des équipages est définie comme une séquence de tronçons (segments de vol) pouvant être effectués les uns à la suite des autres et dont le départ et le retour s'effectuent à une base d'opération. La construction de ces rotations est évidemment soumise à un certain nombre de contraintes dues à la règlementation en vigueur (convention collective du personnel, politiques de la Compagnie...).

Dans cette étude, nous nous concentrons sur la première phase du problème des horaires d'équipage. Ainsi, il s'agit pour nous de générer un ensemble de rotations qui recouvre chaque tronçon au moins une fois et cela, à un coût minimum. Mathématiquement, ce problème d'optimisation peut s'écrire comme un problème de programmation linéaire en nombre entier correspondant à un problème de recouvrement. Chacune des colonnes de la matrice de contraintes de ce problème linéaire représente alors une rotation recouvrant un ensemble de tronçons. La nature combinatoire du processus de génération des rotations et la complexité du calcul du coût à attribuer à chaque rotation rendent ce problème d'optimisation très complexe.

L'approche classique pour ce problème [1] consiste à résoudre un problème linéaire restreint obtenu en générant, une fois pour toutes suivant des méthodes heuristiques, un sous-ensemble de "bonnes rotations" (typiquement pour des programmes de vols comportant une centaine de vols, on génère 1000 à 2000 rotations). Cette approche du problème présente l'inconvénient que nous ne sommes jamais sûrs d'avoir engendré effectivement les rotations conduisant à la solution optimale, car il n'est prévu aucune interaction entre les heuristiques de génération des rotations et la résolution du programme linéaire restreint.

Dans ce rapport nous étudierons une toute nouvelle approche basée sur une technique de programmation linéaire généralisée (génération de colonnes) suggérée par M. Minoux [9] . Avec cette approche, nous travaillons implicitement sur l'ensemble complet des rotations valides de sorte que l'énumération de toutes les rotations n'est plus nécessaire. Le principe est de résoudre une suite de problèmes linéaires ; avant chaque appel du simplexe, une nouvelle colonne (rotation valide) est ajoutée au problème, la colonne (rotation) de coût marginal minimum. Celle-ci est générée par un algorithme de plus court chemin sur un réseau. Ainsi, il y a un dialogue permanent entre la résolution par programmation linéaire du problème restreint et du processus de génération de colonnes.

Dans un premier temps, nous présentons la formulation mathématique du modèle et nous décrivons la méthode de génération de colonnes développée pour la construction d'un ensemble optimal de rotations d'équipages, dans le contexte particulier du personnel navigant commercial (PNC) long-courriers (LC). Il est intéressant de noter que l'algorithme développé s'adapte facilement dans d'autres contextes (personnel navigant technique (PNT) long-courriers (LC), par exemple).

Dans un deuxième temps, nous analysons les résultats obtenus de l'expérimentation du modèle sur des données de la Compagnie Air France. Nous terminons enfin par un examen des possibilités futures de l'approche proposée.

1. LE PROBLEME

1.1. DEFINITIONS

Avant de définir plus précisément le problème, donnons quelques définitions de termes techniques utilisés dans le présent rapport.

TRONCON ou SEGMENT DE VOL :

Segment de base correspondant à un segment de vol entre deux escales.

TEMPS DE VOL (TV) :

Temps décompté depuis le moment où l'avion quitte le bloc départ pour gagner l'aire de décollage, jusqu'au moment où il s'immobilise au bloc d'arrivée. On entend par bloc le point de stationnement de l'appareil.

VOL DE MISE EN PLACE (MEP) :

Vol effectué en qualité de passager par un équipage et rendu nécessaire par l'exécution d'un vol en fonction celui-ci se situant avant et/ou après la mise en place.

SERVICE DE VOL :

Activité due à l'exécution d'un ou plusieurs tronçons (segments de vol) entre deux temps successifs d'arrêt, par un équipage.

PERIODE DE VOL (PV) :

Somme des temps de vol comptés dans un service de vol.

TEMPS DE SERVICE DE VOL :

Temps compté depuis une heure avant l'heure programmée de début du premier temps de vol jusqu'à trente minutes après l'heure de fin du dernier temps de vol dans un même service de vol.

TEMPS D'ARRET :

Temps en escale séparant deux services de vol compté depuis l'heure bloc d'arrivée jusqu'à l'heure bloc programmée de départ.

ROTATION :

Suite de services de vol et de temps d'arrêt, pour un équipage, entre deux retours à la base.

TEMPS D'ABSENCE (TA) :

Temps compté depuis le début du temps de service de vol éloignant le personnel navigant de sa base d'affectation jusqu'à la fin du temps de service de vol le ramenant à cette même base.

TEMPS DE REPOS POST-COURRIER (RPC) :

Temps de repos attribué dès la fin du temps d'absence d'un courrier pendant lequel le personnel navigant doit être libéré de toute affectation de service.

NUIT DE VOL :

Temps de vol dont une partie quelconque se situe entre 00h00 et 06h00 locales, l'heure de référence étant celle du lieu du début du service de vol.

ARRET NOCTURNE NORMAL :

Temps d'arrêt comportant au moins 9 heures consécutives entre 21h00 et 9h00 locales.

ARRET NOCTURNE REDUIT :

Temps d'arrêt ne comportant pas 9 heures entre 24h00 et 06h00.

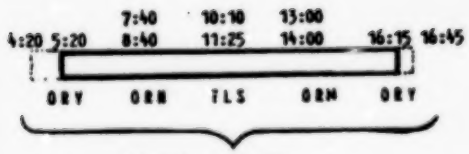
Il est important de faire la distinction entre les notions de service de vol et rotation. Pour construire une rotation, nous utilisons comme segment de base le tronçon. Dans un premier temps, nous assemblons des tronçons pour former des services de vol et cela suivant une certaine règlementation limitant la période de vol et le temps de service de vol. Dans un deuxième temps, nous assemblons des services de vol en respectant un ensemble de contraintes plus complexes qui portent principalement sur le temps d'arrêt entre deux services de vol. Ces différentes contraintes sont discutées de façon plus détaillée dans le texte.

Les quelques exemples qui suivent préciseront ces définitions.

TEMPS DE VOL

2:20	ORY/ORN
1:30	ORN/TLS
0:35	TLS/ORN
2:15	ORN/ORY

EXEMPLE N° 1



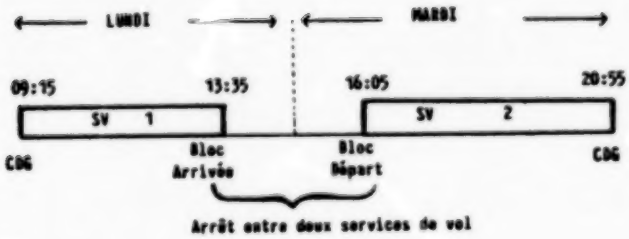
PERIODE DE VOL

(2:20 + 1:30 + 0:35 + 2:15) = 6:40

TEMPS DE SERVICE DE VOL

(16:45 - 4:20) = 12:25

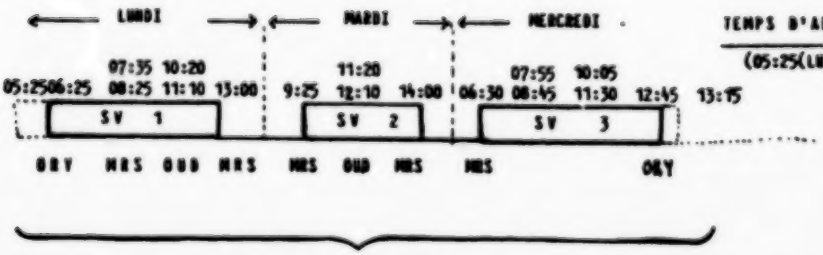
EXEMPLE N° 2



TEMPS D'ARRET = 26:30

(9:15 (LUN) ⟶ 20:55 (MA))

EXEMPLE N° 3



TEMPS D'ABSENCE = 55:50

(05:25(LU) ⟶ 13:15 (ME)

1.2. EQUATIONS DU MODELE

Nous voulons fabriquer un ensemble de rotations, de coût minimum, satisfaisant certaines contraintes et utilisant au moins une fois chaque tronçon. Ce problème peut s'énoncer sous forme mathématique comme suit :

$$\text{Minimiser} \quad z = \sum_{j=1}^{n} c_j x_j$$

$$\text{s.a.} \quad \begin{cases} \sum_{j=1}^{n} a_{ij} x_j \geq 1 & i = 1....m \\ x_j = 0,1 & j = 1....n \end{cases} \qquad (1)$$

où :

n = nombre de rotations (nombres de variables)

m = nombre de tronçons (nombre de contraintes)

a_{ij} = $\begin{cases} 1 \text{ si le tronçon } i \text{ appartient à la rotation } j \\ 0 \text{ sinon} \end{cases}$

c_j = coût de la rotation j

z = fonction objective.

Considérons la relaxation en nombre réel de ce problème.

$$\text{Minimiser} \quad z = \sum_{j=1}^{n} c_j x_j$$

$$\text{s.a.} \quad \begin{cases} \sum_{j=1}^{n} a_{ij} x_j \geq 1 & i = 1....m \\ x_j \geq 0 & j = 1....n \end{cases} \qquad (2)$$

Maintenant, nous avons un problème de programmation linéaire sur lequel nous pouvons appliquer un algorithme de génération de colonnes. L'idée ici est qu'il est plus important, dans un premier temps, de n'exclure aucune rotation valide en utilisant une algorithme de génération de colonnes qui nous permet de travailler implicitement sur l'ensemble des rotations que de tenir compte des contraintes d'intégrité sur les variables.

Remarquons que l'algorithme décrit est un algorithme de type primal. Toute colonne (rotation) permettant de réduire le coût de la solution actuelle est réalisable (valide).

2. RESOLUTION PAR PROGRAMMATION LINEAIRE GENERALISEE : UN ALGORITHME DE GENERATION DE COLONNES

A cause du très grand nombre de rotations, ce problème de recouvrement (problème (2)) ne peut être résolu directement. Le nombre de colonnes de la matrice des contraintes A est tellement élevé qu'elle ne peut être complètement explicité à priori. Nous considérons donc que la matrice A est connue **implicitement** et résolvons ce problème par un algorithme de génération de colonnes.

Dans ce chapitre, nous présentons d'abord l'algorithme de génération de colonnes qui a été tiré de 8 et puis son adaptation pour notre problème particulier de rotations d'équipage (problème (2)).

2.1. ALGORITHME GENERAL DE GENERATION DE COLONNES

Considérons le problème linéaire général :

Minimiser $z = c.x$

s.a.

$$\begin{cases} A.x = b \\ x \geqslant 0 \end{cases} \qquad (P)$$

Notons :

n = nombre de variables
m = nombre de contraintes
A = matrice $m \times n$ de coefficients (a_{ij})

c = $(c,\ldots c_n)$ vecteur ligne des coûts

b = $(b,\ldots b_m)^T$ vecteur colonne des seconds membres

z = fonction objective.

L'algorithme de génération de colonnes est utilisé pour résoudre des problèmes linéaires du type (P) qui comportent un nombre n de variables très largement supérieur au nombre des contraintes (n>>m), et tellement élevé que la matrice A ne peut être intégralement explicitée (en pratique, cela signifie que l'on ne peut la stocker entièrement dans la mémoire du calculateur). On suppose simplement que la matrice A est connue **implicitement**, ses colonnes correspondant à des éléments mathématiques bien définis mais en nombre très grands. Le principe est de résoudre une suite de problèmes dans lesquels ne sont explicitées qu'un nombre relativement petit de colonnes. Cette méthode peut s'expliquer par le fait qu'à l'optimum, le nombre de variables non nulles n'excède jamais m, le nombre de contraintes du problème, bien que le nombre de variables puisse être très supérieur.

Comme pour la résolution des programmes linéaires classiques, on peut toujours se ramener (par introduction éventuelle de variables d'écart ou de variables artificielles) au cas où la matrice A contient une matrice unité, laquelle peut être prise comme base réalisable de départ.

L'algorithme est alors le suivant :

(a) B^0 = base réalisable de départ. Itération k = 0

(b) k = k + 1

(c) A l'itération courante, B est la base courante (matrice de dimension m x m) c_B est le

m-vecteur-ligne des coûts des variables en base. Calculer :

$\bar{b} = B^{-1}.b$ (La solution de base courante est $x_B = \bar{b}$, $x_N = 0$).

$\pi = c_B.B^{-1}$ (Le vecteur des multiplicateurs du simplexe).

(d) Déterminer, en utilisant l'algorithme générateur, la colonne A_s de A telle que :

$$\bar{c}_s = c_s - \pi.A_s = \min_{j=1,\ldots,n} \left\{c_j - \pi.A_j\right\}$$

(e) Si $\bar{c}_s \geqslant 0$ terminé : la solution courante $x_B = \bar{b}$, $x_N = 0$ est optimale.

Si $\bar{c}_s < 0$ alors :

(f) Calculer $\bar{A}_s = B^{-1}.A_s$.

Si $\bar{A}_s \leqslant 0$, alors terminé : l'optimum est non borné ($-\infty$). Sinon calculer :

$$\hat{x}_s = \frac{\bar{b}_r}{\bar{A}_{rs}} = \underset{i/A_{is} > 0}{\text{Min}} \left\{ \frac{\bar{b}_i}{\bar{A}_{is}} \right\}$$

(g) Soit x_t la variable correspondant à la r^{ieme} ligne de la base, c'est-à-dire telle que $B^{-1}.A_t = e_r$ (m-vecteur à composantes toutes nulles sauf la composante r égale à 1).

Définir la nouvelle base $\hat{B}$ en remplaçant la colonne t par la colonne s. Calculer $\hat{B}^{-1}$ et retourner en (b).

Cet algorithme ne diffère de l'algorithme "ordinaire" de la programmation linéaire que par la méthode de sélection de la variable (colonne) entrant dans la base en (d). Comme il est impossible (compte tenu du nombre de variables) de procéder par énumération des colonnes de la matrice A (en calculant pour chaque colonne A_j le coût réduit : $\bar{c}_j = (c_j - \pi.A_j)$, on utilise l'algorithme générateur pour déterminer la variable (colonne) entrante.

2.2. APPLICATION DE LA TECHNIQUE DE GENERATION DE COLONNES AU PROBLEME DE ROTATIONS D'EQUIPAGES

Montrons maintenant, comment le problème de rotations d'équipages peut être résolu en continu (problème (2)) par la technique de génération de colonnes.

A l'étape k, supposons que l'on ait engendré un certain sous-ensemble de rotations valides $\{1,2,.....r\}$ (avec $r \ll n$). De la résolution du problème restreint à ces seules colonnes (on suppose $X_{r+1} = 0 \ldots\ldots X_n = 0$), c'est-à-dire :

$$\text{Minimiser} \quad \sum_{j=1}^{r} c_j x_j$$

$$\text{s.a.} \quad \begin{cases} \sum_{j=1}^{r} a_{ij} x_j \geq 1 & i = 1...m \quad (3) \\ x_j \geq 0 & j = 1...r \end{cases}$$

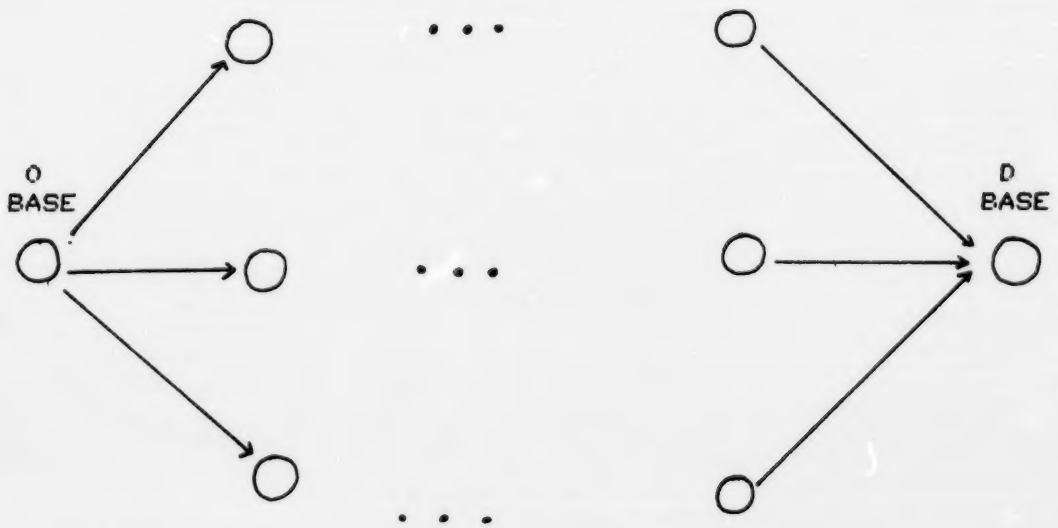
Nous obtenons un ensemble de multiplicateurs du simplexe variables duales optimales) π_i $(i = 1....m)$. A chaque tronçon i est ainsi associé un multiplicateur π_i.

L'algorithme de génération de colonnes consiste alors à rechercher parmi l'ensemble de toutes les rotations, une rotation s de coût réduit minimum c'est-à-dire :

$$\bar{c}_s = c_s - \sum_{i=1}^{m} \pi_i a_{is} = \min_{j = r+1...n} \left\{ c_j - \sum_{i=1}^{m} \pi_i a_{ij} \right\} \quad (4)$$

Or, ce minimum peut être obtenu sans qu'il soit nécessaire d'énumérer toutes les colonnes (rotations), par la recherche d'un plus court chemin sur un graphe G (défini plus bas). Il s'agit en fait d'un **PROBLEME DE PLUS COURT CHEMIN AVEC COUTS NON-LINEAIRES ET CONTRAINTES SUPPLEMENTAIRES.** Ce type de méthodologie a déjà été utilisé et la théorie sous-jascente démontrée dans d'autres contextes comme les problèmes de génération de routes de véhicules, satisfaisant des contraintes d'horaire [3] ou les problèmes de roulage dans les réseaux de télécommunication [6] . Formulons de façon plus précise ce problème de plus court chemin.

Considérons le réseau G = (N,A) suivant :



Les noeuds intermédiaires représentent les tronçons. L'arc (i,j) $\in$ A si et seulement si le lieu d'arrivée du tronçon i est le même que le lieu de départ du tronçon j, et, l'heure d'arrivée du tronçon i précède l'heure de départ du tronçon j.

Définissons les données suivantes :

t_i = temps de vol associe au noeud i $\quad \begin{pmatrix} t_O = 0 \\ t_D = 0 \end{pmatrix}$

t_{ij} = temps d'arrêt entre les noeuds i et j $\begin{pmatrix} t_{Oj} = 0 & \forall_j \\ t_{iD} = 0 & \forall_i \end{pmatrix}$

Puis, définissons le coût d'une rotation de la façon suivante :

$$TA + RPC \quad (TA, \quad \Sigma PV) \qquad (5)$$

où :

TA = Temps d'absence associé à la rotation

Σ PV = Somme des périodes de vol des services de vol constituant la rotation

RPC = Repos post-courrier qui est une fonction NON-LINEAIRE de TA et Σ PV.

La définition de cette fonction non-linéaire est donnée en Annexe I.

Ainsi, le problème (générateur) s'énonce comme suit :

$$\text{Minimiser} \overbrace{\sum_{(i,j)\in A} (t_i + t_{ij})x_{ij}}^{TA} + \overbrace{f\left(\sum_{(i,j)\in A} (t_i + t_{ij})x_{ij}, \sum_{(i,j)\in A} t_j x_{ij}\right)}^{RPC\ (TA,\ \Sigma PV)} - \sum_{(i,j)\in A} \pi_j x_{ij}$$

$$\text{s.a.} \quad \begin{cases} \sum_j x_{ij} - \sum_j x_{ji} = \begin{cases} +1 & \text{si } i = O \\ 0 & \text{si } i \neq O,D \\ -1 & \text{si } i = D \end{cases} \\ x_{ij} = 0,1 \qquad (4) \\ \underline{\text{CONTRAINTES SUPPLEMENTAIRES}} \text{ (définies plus loin)} \end{cases}$$

En fait, x_{ij} est défini comme suit :

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{si le tronçon } j \text{ suit le tronçon } i \text{ dans la rotation choisie} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Ce problème de plus court chemin est assez complexe à cause des coûts non-linéaires et des contraintes supplémentaires. Voyons la nature de ces contraintes.

CONTRAINTES SUPPLEMENTAIRES :

Lorsque nous construisons une rotation (un chemin qui part de la base et revient à la base), nous devons considérer tout un ensemble de contraintes. D'abord une séquence de tronçons ne peut constituer une rotation que si elle obéit à un certain nombre de règles simples du type : si dans une rotation donnée, le tronçon j est effectué immédiatement après le tronçon i, alors la base départ du tronçon j doit être la même que la base d'arrivée du tronçon i et l'heure de départ de j doit être postérieure à l'heure d'arrivée de i. De plus, pour que cette rotation soit valide, elle doit vérifier un ensemble de règles plus complexes limitant le nombre d'étapes de la rotation et assurant des temps d'arrêt en escale suffisants.

Notons que les règles décrites plus bas ont été tirées de la convention collective du personnel navigant commercial (PNC) long-courriers (LC). Elles sont donc spécifiques à notre application. Pour comprendre ces règles, il est important de se rappeler la distinction entre "tronçon" (étape ou segment de vol), et "service de vol". Une rotation se compose d'une suite de services de vol séparés par des temps d'arrêt en escale et, chaque service de vol se compose d'une suite de tronçons.

1. Contraintes considérées lors de la construction des services de vol à partir de tronçons

   (a) Les limitations par service de vol sont fixées à :

   . 9h00 de vol au maximum (PV $\leq$ 9)
   . 13h30 de temps de service de vol au maximum (TSV $\leq$13 1/2)

   (b) Le nombre maximal d'étapes (tronçons) pouvant être effectuées en fonction au cours d'un même service de vol est limité à 4.

2. Contraintes considérées lors de la construction des rotations à partir de services de vol

(a) Un premier ensemble de contraintes sur les temps d'arrêt en escale séparant deux services de vol sv_i et sv_j d'une rotation sont données en Annexe II.

Comme nous le verrons plus loin, ces contraintes rendent le problème fort complexe. La difficulté tient ici du fait que la valeur minimale admissible du temps d'arrêt en escale ne dépend pas seulement des deux services de vol sv_i et sv_j mais également des services de vol ayant précédé sv_i. En raison de cela, nous disons de ces contraintes qu'elles sont des contraintes de second ordre.

(b) Dans le cas particulier où le temps d'arrêt en escale séparant deux services de vol sv_i et sv_j est un arrêt nocturne réduit, le total des étapes (tronçons) pouvant être effectuées, tant en fonction qu'en mise en place pendant les deux temps de service de vol est limité à 5.

Il est facile d'introduire cette contrainte dans le modèle car elle est une contrainte du premier ordre. En effet cette contrainte dépend seulement des deux services de vol sv_i et sv_j.

(c) Il n'est pas programmé plus de 2 nuits consécutives de vol en fonction ou en mise en place.

Cette contrainte semble bien simple, mais étant une contrainte du second ordre, nous verrons qu'elle augmente elle aussi la complexité du problème.

3. METHODE DE RESOLUTION DU SOUS-PROBLEME

ALGORITHME GENERATEUR

Pour résoudre le sous-problème (GENERATEUR DE COLONNES) que nous avons écrit comme un **PROBLEME DE PLUS COURT CHEMIN AVEC COUTS NON-LINEAIRES ET CONTRAINTES SUPPLEMENTAIRES**, nous définissons, dans un premier temps, une étape de PRECALCUL dans laquelle nous développons un nouveau réseau que nous notons "RESEAU DEVELOPPE". Les noeuds de ce réseau correspondent aux services de vol et les arcs entre deux services de vol correspondent à des temps d'arrêt règlementaires c'est-à-dire, vérifiant les contraintes définies précédemment en (2). Le sous-problème décrit sur le réseau développé se ramène alors à un problème de plus court chemin avec coûts non-linéaires mais sans contraintes supplémentaires.

Dans un deuxième temps, nous décomposons ce problème de plus court chemin sur le réseau développé en plusieurs problèmes et nous approximons la fonction de coût pour nous ramener à la résolution d'une suite de sous-problèmes étant de simples PROBLEME DE PLUS COURT CHEMIN sur notre réseau développé.

Enfin, nous résolvons par programmation dydnamique, ces problèmes de plus court chemin.

3.1. PRECALCUL : CONSTRUCTION DU RESEAU DEVELOPPE

D'abord, dénotons "RESEAU INITIAL", le graphe G sur lequel nous avons défini notre problème.

Pour chaque noeud i du réseau initial, nous pouvons dresser une liste des services de vol qu'il est possible de construire en prenant le tronçon i comme premier tronçon du service de vol. Pour déterminer ces services de vol, nous devons considérer les contraintes du groupe (1) définies précédemment. Dans le cas du personnel navigant long-courriers (ce qui nous intéresse dans cette étude), le temps de vol des tronçon est assez grand et les heures de départ des différents tronçons partant d'une même ville sont relativement éloignées. Ainsi, le nombre de services de vol possibles est relativement faible (*).

(*) Pour le personnel navigant "moyen courriers", nous ne retrouvons pas nécessairement ces propriétés. Dans ce cas, il est donc possible que les listes de services de vol soient de grande taille.

A partir de la liste de tous les services de vol possibles, nous pouvons considérer un deuxième réseau où les noeuds correspondent maintenant aux services de vols. Nous voudrions bien porter sur ce réseau les arcs de liaison entre deux services de vol correspondant à des temps d'arrêt en escale règlementaires. Cependant, les contraintes sur le temps d'arrêt en escale entre deux services de vol sont fonction non seulement de ces services de vol mais des services de vol les précédant sur la rotation. Pour contourner ce problème, nous utilisons la notion de statut introduite d'abord par M. MINOUX [9].

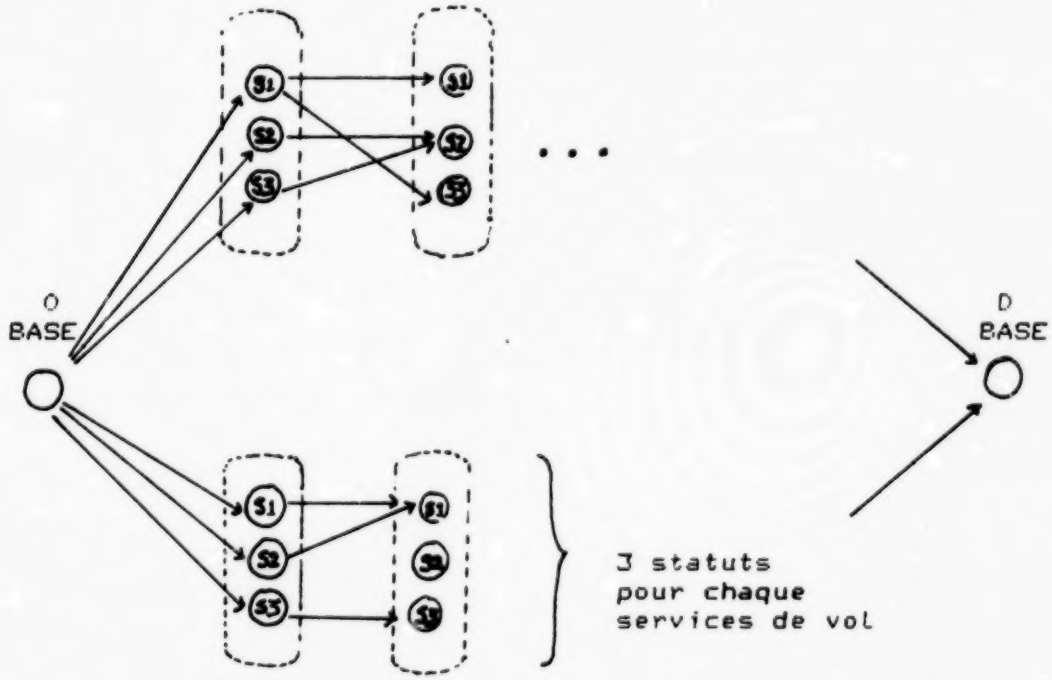
La notion de statut sert en fait à résumer et à garder en mémoire les informations sur les services de vol et temps d'arrêt précédant, dans la rotation, le service de vol considéré.

Une partie importante du stage a porté sur l'étude de la règlementation et sur la précision de cette notion de statut de façon à représenter le plus fidèlement la REGLEMENTATION SUR LES TEMPS D'ARRET EN ESCALE.

Cette étude de la règlementation nous a montré qu'il est possible de définir, en chacun des noeuds (service de vol), 3 statuts seulement pour résumer les informations nécessaires à la vérification des contraintes de temps d'arrêt en escale (*). De façon pratique, l'introduction de la notion de statut a pour effet de multiplier les noeuds du réseau par 3.

(*) Pour comprendre mieux la notion de statut voir Annexe II.

Nous construisons donc un troisième réseau en multipliant par 3, les noeuds du deuxième réseau. Chaque noeud correspond à un service de vol et un statut fixé. Et, les arcs du réseau correspondent maintenant à des temps d'arrêt en escale règlementaires. Nous déterminons ces arcs en considérant les contraintes supplémentaires (2.a) et (2.b) définies précédemment. La figure suivante illustre les modifications à faire au niveau des noeuds et des arcs lorsque l'on ajoute la notion de statut.



Pour introduire dans le modèle la dernière contrainte supplémentaire, contrainte (2.c), nous introduisons la notion d'état pour les services de vol de nuit. Pour chaque noeud du troisième réseau (service de vol et statut fixés) correspondant à un service de vol de nuit, il est possible de définir deux états pour résumer les informations nécessaires à la vérification de la contrainte (2.c). En effet, l'état 1 peut être défini comme un premier service de vol de nuit c'est-à-dire que le service de vol le précédant dans la rotation est un service de vol de jour. Et, l'état 2 peut être défini comme un deuxième service de vol de nuit c'est-à-dire que le service de vol le précédant dans la rotation est un service de vol de nuit.

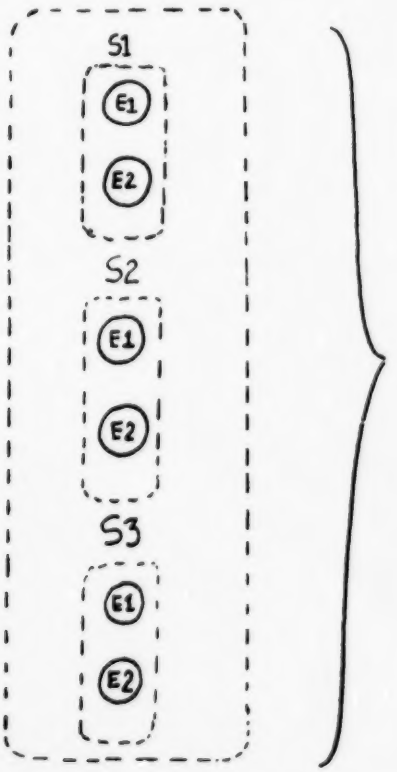
De façon pratique, l'introduction de cette notion d'état a pour effet de multiplier par 2 les noeuds du réseau correspondant à des services de vol de nuit et, de multiplier par 2 les arcs reliant un service de vol de nuit et un service de vol de jour.

Nous construisons donc un quatrième réseau que nous dénotons "réseau développé" en multipliant par 2 les noeuds du troisième réseau correspondant à des services de vol de nuit. Chacun de ces noeuds correspond alors à un service de vol, un statut et un état fixés.

Les figures suivantes illustrent les modifications à faire au niveau des noeuds et des arcs lorsque l'on ajoute la notion d'état.

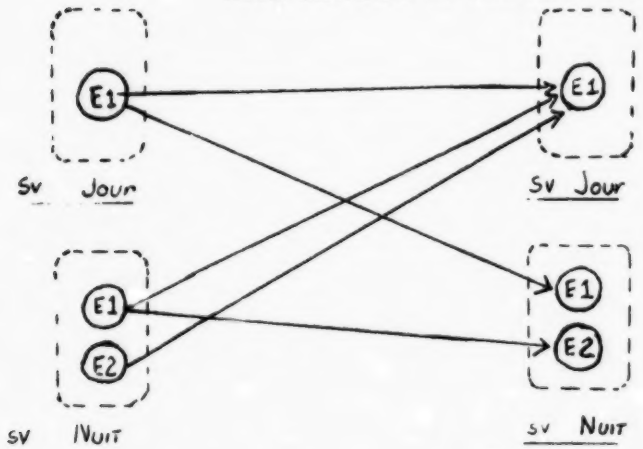
MODIFICATIONS AU NIVEAU DES NOEUDS

POUR LES NOEUDS CORRESPONDANT A DES SERVICES DE VOL DE NUIT

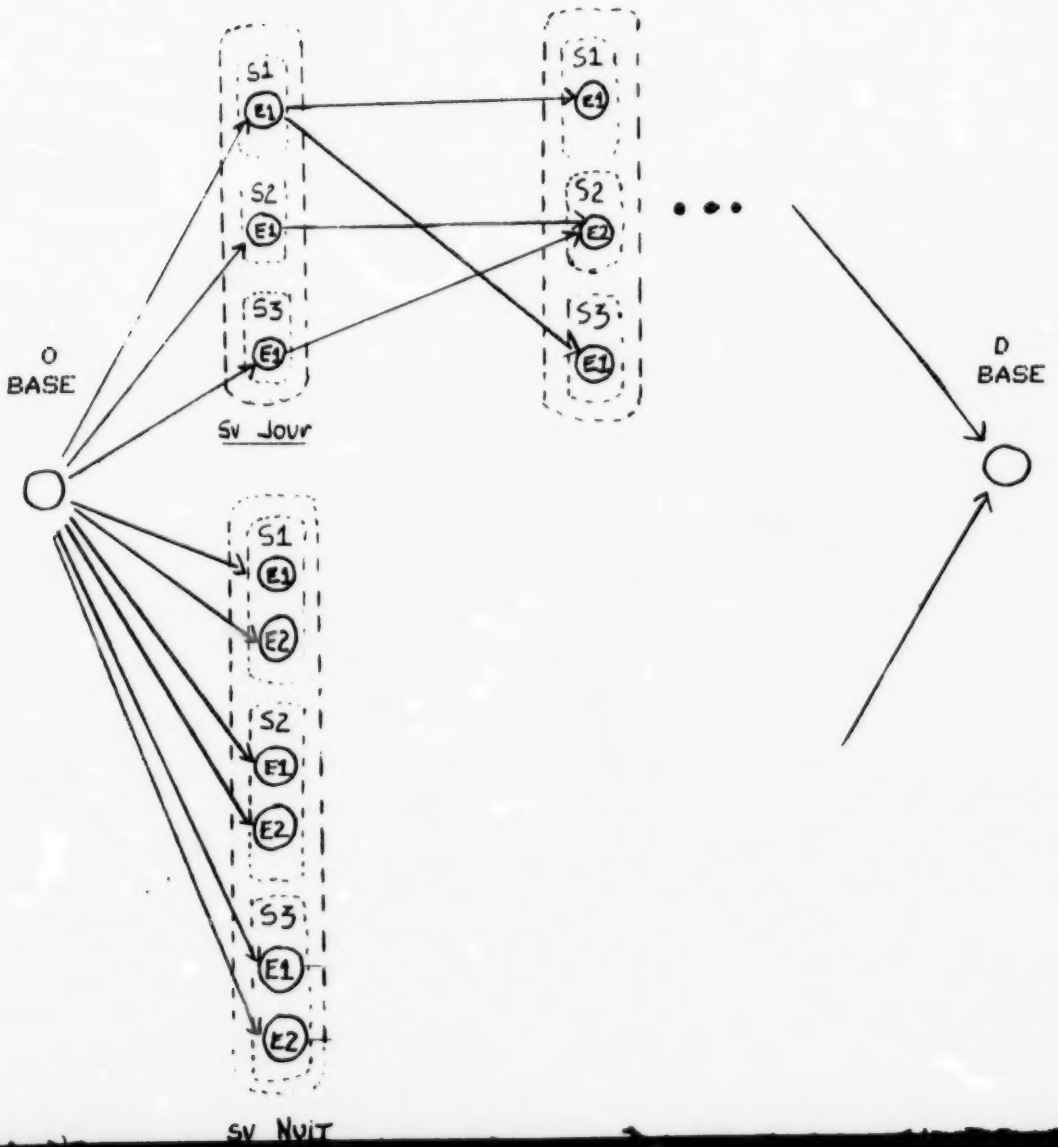


pour chaque services de vol DE NUIT

MODIFICATIONS AU NIVEAU DES ARCS



RESEAU DEVELOPPE



Dans le cas du long-courriers, le nombre de services de vol possibles étant relativement faible, le réseau développé n'a pas une très grande taille. Cela nous permet de le garder facilement en mémoire. De plus, comme nous le verrons, il et possible de faire des gains énormes du côté du temps de calcul en travaillant sur le réseau développé au niveau du sous-problème.

Nous avons présenté le sous-problème comme un problème de plus court chemin sur le réseau initial. Cependant, il est facile de voir que la rotation de coût minimum peut être obtenue aussi en résolvant le problème de plus court chemin sur le réseau développé. En effet, comme dans le réseau développé, deux services de vol peuvent être chainés seulement si l'heure d'arrivée du premier précède l'heure de départ du second, le réseau développé est sans cycle et le plus court chemin calculé sur ce réseau consiste en une suite de services de vol n'ayant pas de tronçons en commun. Ce plus court chemin correspond donc à la rotation de coût minimum.

3.2. DECOMPOSITION DU PROBLEME DE PLUS COURT CHEMIN SUR LE RESEAU DEVELOPPE ET APPROXIMATION DE LA FONCTION DE COUT

Comme nous voulons utiliser un algorithme de marquage pour la résolution de notre PROBLEME DE PLUS COURT CHEMIN sur le RESEAU DEVELOPPE, nous définissons une décomposition du problème et une approximation de la fonction de coût (utilisée seulement durant le marquage), qui nous permettrons d'utiliser un algorithme de marquage très simple sur le réseau développé.

L'idée de base est de décomposer la résolution du PROBLEME DE PLUS COURT CHEMIN sur le RESEAU DEVELOPPE en autant de sous-problèmes qu'il y a de tronçons partant de la base principale. On choisit successivement chacun de ces tronçons comme premier tronçon (on le notera IST) et on recherche à chaque fois, l'ensemble des plus courts chemins commençant par un service de vol dont le premier tronçon vol est IST. On en déduit la meilleure rotation d'origine IST en utilisant les résultats du marquage des sommets correspondant à des services de vol se terminant à la base. En examinant successivement toutes les valeurs possibles de IST, on peut ainsi déterminer la rotation de coût minimum sur l'ensemble de tous les couples (tronçon partant de la base, tronçon vol arrivant à la base).

Voyons la simplification que nous permet cette décomposition du problème sur la fonction objective. Pour chacun des sous-problèmes, le premier tronçon étant fixé, l'heure de départ de tous les chemins construits durant le marquage (pour un sous-problème) est fixée. La variable TA (dans la fonction de coût) prend donc la même valeur pour tous les chemins arrivant à un sommet j et ainsi durant le marquage, il n'est pas nécessaire de considérer les termes reliés à TA, pour le calcul du coût d'un chemin.

Pour simplifier davantage l'algorithme de marquage nous approximons le calcul du coût en ne considérant que le terme $\sum -\pi_i$ mais cela seulement aux noeuds intermédiaires

(noeuds qui ne correspondent pas à des retours à la base). Rappelons que le coût d'une rotation est défini comme :

$$TA + RPC\ (TA, \sum PV) + \sum -\pi_i$$

et comme le terme TA n'a pas d'effet durant le marquage (à cause de la décomposition), l'erreur introduite en oubliant le terme RPC et en ne conservant que le terme $\sum -\pi_i$, dans le calcul du coût pour les noeuds

intermédiaires n'est pas très grande.

Il est important de se rappeler que cette approximation pour le calcul du coût est utilisée durant le marquage jusqu'à ce que tous les noeuds correspondant à des services de vol de retour vers la base soient étiquettés (ces étiquettes correspondent à des rotations). A la fin du marquage, pour trouver la rotation de coût minimum sur l'ensemble de tous les couples (IST, dernier tronçon vers la base), nous examinons successivement les rotations obtenues de ce marquage, en considérant la fonction de coût exacte. De même, pour déterminer la rotation de coût minimum sur l'ensemble de tous les couples (premier tronçon partant de la base, dernier tronçon vers la base), nous considérons la fonction de coût exacte. Notons aussi que dans l'objectif du PL, nous utilisons la fonction de coût exacte.

3.3. ALGORITHME POUR LA RESOLUTION DU PROBLEME DE PLUS COURT CHEMIN SUR LE RESEAU DEVELOPPE

Nous résolvons ce SOUS-PROBLEME DE PLUS COURT CHEMIN DE LA BASE VERS LA BASE sur le réseau développé par programmation dynamique en le plongeant dans le problème du calcul de l'arbre des plus courts chemins de la base vers tous les autres noeuds.

L'algorithme proposé associe à chaque noeud une étiquette qui est progressivement améliorée. Cependant, comme notre réseau est sans cycle, il existe une numérotation des noeuds qui nous permette d'étiqueter une seule fois chaque noeud. Ainsi, en respectant cette numérotation durant le marquage, l'algorithme s'exécute dans un temps très court.

Algorithme de marquage :

Notons par $F(i) = \{ j : (i,j) \in A \}$ l'ensemble des successeurs de i, A étant l'ensemble des arcs du réseau développé. Supposons que les noeuds de notre réseau sont ordonnés suivant l'heure de départ croissante.

(a) **Initialisation :**

Poser $\mu_1 = 0$

$\mu_i = \infty \qquad \forall i \neq 1$

(b) Poser $i = 1$

(c) **Exploration** de F (i) :

$\forall j \in F(i)$ tel que $\mu_j > \mu_i + c_{ij}$

poser $\mu_j = \mu_i + c_{ij}$

(d) Si $i \neq n$, poser $i = i + 1$ et retourner en (b).

4. RESULTATS

La méthode de génération de colonnes que nous avons développé pour la construction d'un ensemble optiomal de rotations d'équipages, dans le contexte particulier du personnel navigant commercial (PNC) long-courriers (LC) a été implantée et quelques tests préliminaires ont été faits pour évaluer la qualité du modèle. Les résultats numériques obtenus sont divisés en trois parties et sont résumés dans les tableaux I, II et III.

A l'aide du premier ensemble de résultats se trouvant sur le tableau I, nous étudierons d'abord le comportement du modèle par rapport au temps d'absence maximal imposé par le modèle lors de la construction des rotations. Nous étudierons ensuite le comportement du modèle par rapport à l'ensemble initial de rotations fournies au modèle à partir des résultats se trouvant au tableau II. Pour finir, nous évaluerons le modèle à partir du tableau II donnant les résultats obtenus pour différents problèmes. La difficulté de construire des problèmes réalisables et suffisamment proches de la réalité nous a obligé de considérer un ensemble assez limité de problèmes différents.

Notons que le problème 1 utilisé pour tous les tests dont les résultats se trouvent dans les tableaux I et II correspond à un problème réel de la Compagnie Air France. Les données concernent les rotations PNC sur l'Océan Indien.

Les résultats sont résumés dans les trois tableaux à partir des informations suivantes :

1°/ Le numéro du problème.

2°/ La dimension du problème : nombre de tronçons et de services de vols.

3°/ La dimension du réseau développé : le nombre de noeuds et d'arcs du réseau développé.

4°/ TAMAX, le temps d'arrêt maximal imposé lors de la construction des rotations.

5°/ Z°, la valeur de la fonction objective pour la solution initiale.

6°/ Z^{*}, la valeur de la fonction objective pour la solution optimale du problème continu.

7°/ Le nombre total de colonnes générées durant l'algorithme.

Il est à noter que le nombre de colonnes se retrouvant dans le problème linéaire modifié correspond au double du nombre de colonnes générées. Cela vient du fait que durant l'algorithme de marquage nous construisons des rotations sur un réseau couvrant une période de deux semaines et que pour chaque rotation construite sur ce réseau, nous ajoutons au problème linéaire cette rotation et son inverse. Nous entendons par rotation inverse, la rotation obtenue en considérant les services de vol de la semaine 1 comme des services de vol de la semaine 2, et les services de vol de la semaine 2 comme des services de vol de la semaine 1. Cette stratégie de génération de colonnes a été choisie pour tirer le plus de profit possible des informations obtenues à chaque étape de la génération de colonnes et parce que intuitivement si une rotation est bonne, la rotation inverse devrait l'être aussi. Notons que le réseau couvre une période de deux semaines pour permettre aux rotations construites d'atteindre une durée maximale de deux semaines.

8°/ Indication sur l'intégrité de la solution.

9°/ Le temps d'exécution

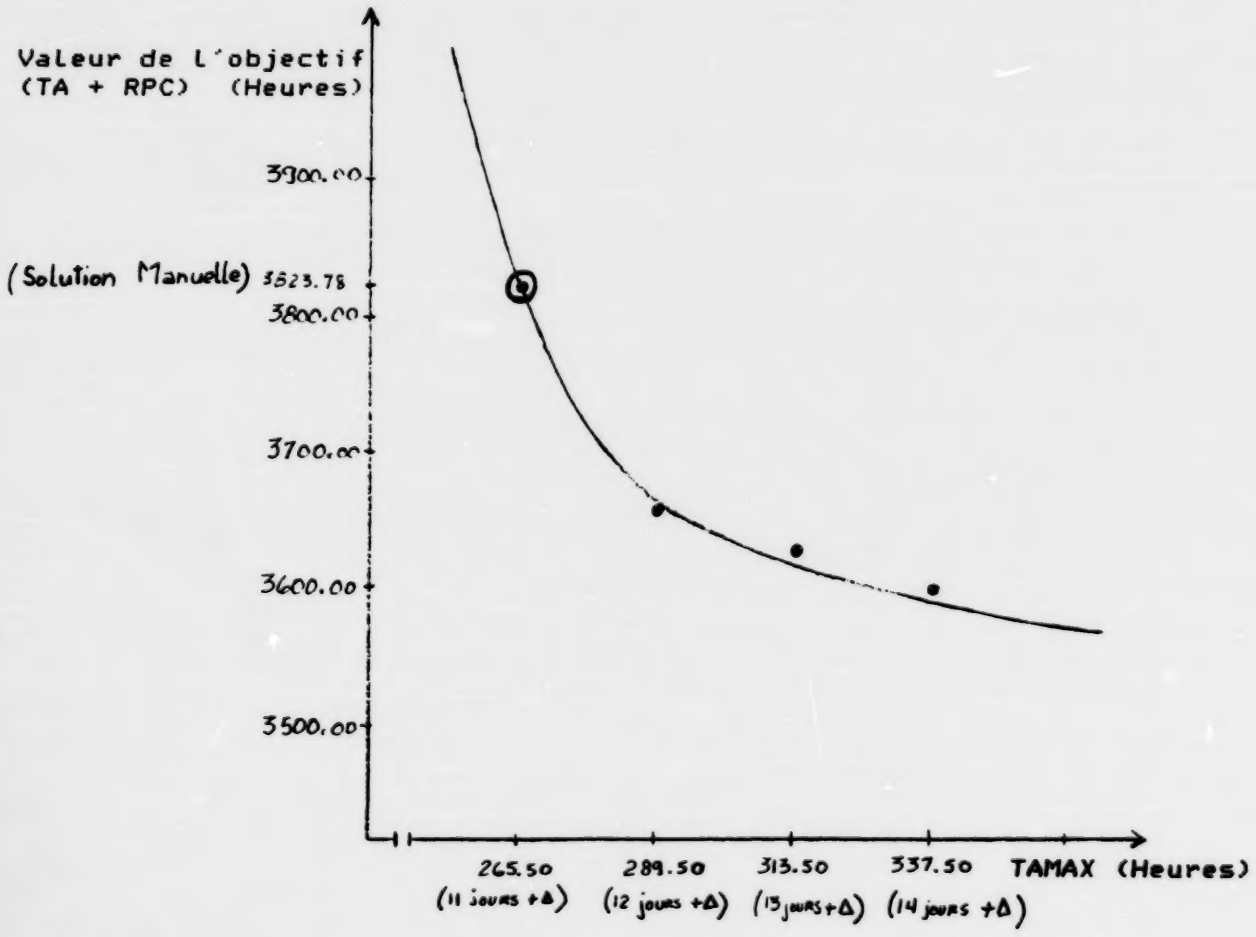
Il est à noter que le temps d'exécution inscrit dans ces tableaux correspond au temps d'exécution de l'algorithme de génération de colonnes sur le réseau développé. Le temps d'exécution correspondant à l'étape de précalcul durant laquelle est construite le réseau développé est d'environ 10 secondes pour les problèmes traités et n'est pas considéré dans cette valeur.

4.1. COMPORTEMENT DU MODELE PAR RAPPORT AU TEMPS D'ARRET MAXIMUM

Sur le tableau I, nous retrouvons les résultats obtenus d'un même problème type pour quatre valeurs différentes du paramètre TAMAX représentant le temps d'arrêt maximum permis pour une rotation. Pour chacune de ces valeurs de TAMAX, deux solutions initiale ont été considérées pour démontrer l'indépendance des résultats par rapport à la solution initiale.

De ces résultats, nous pouvons voir qu'une augmentation de la valeur du paramètre TAMAX produit une amélioration considérable de la fonction objective. Le graphique suivant illustre bien cette relation.

Courbe de la valeur de l'objectif en fonction du temps d'absence maximum



Sur ce graphique, nous avons noté la valeur de la fonction objective pour la solution proposée par la Compagnie Air France, solution qui a été calculée manuellement. Nous voyons qu'en fixant TAMAX à 265.50 (11 jours + breefing + debreefing), nous avons obtenu une solution équivalente à la solution calculée manuellement. De plus, en fixant TAMAX à 289.50 (12 jours + breefing + debreefing), et à 313.50 (13 jours + breefing + debreefing) nous obtenons un gain sur la valeur de l'objectif de 4.4% et 5.1 % respectivement, ce qui est considérable comme gain. Il sera donc important, dans l'avenir, d'évaluer la valeur maximale que peut prendre le paramètre TAMAX.

A l'analyse des résultats, nous pouvons remarquer aussi que les temps d'exécution sont du même ordre de grandeur pour tous les exemples et que la solution optimale demeure entière dans tous les cas, ce qui est très intéressant.

TABLEAU I DE RESULTATS

N° du Pbme	Nbre de tronçons	Nombre de services de vols	POUR RESEAU DEVELOPPE : Nbre de noeuds	POUR RESEAU DEVELOPPE : Nbre d'arcs	TAMAX (heure)	Z^o	Z^*	Nombre de colonnes générées	Nombre d'appels au générateur	Solution entière?	Temps d'exécution (sec.)
1	132	248	768	6204	337.50	3823.78	3599.82	416	6	OUI	56
1	132	248	768	6204	337.50 (14j.+C)	5334.84	3599.82	521	6	OUI	66
1	132	248	768	6204	313.50	3823.78	3628.92	353	8	OUI	67
1	132	248	768	6204	313.50 (13j.+C)	5334.84	3628.92	407	7	OUI	63
1	132	248	768	6204	289.50	3823.78	3654.68	333	10	OUI	62
1	132	248	768	6204	288.50 (12j.+C)	5334.84	3654.68	405	8	OUI	59
1	132	248	768	6204	265.50	3823.78	3823.78	195	5	OUI	30
1	132	248	768	6204	265.50 (11j.+C)	5334.84	3823.78	234	6	OUI	28

NOTE : C = BREEFING + DEBREEFING = 1.00 + .50 = 1.50

4.2. COMPORTEMENT DU MODELE PAR RAPPORT A LA SOLUTION INITIALE

Sur le tableau II, nous retrouvons les résultats obtenus d'un même problème type pour six solutions initiales différentes. Pour ces six exemples, la valeur du TAMAX a été fixée à 289.50 (11 jours + breefing + debreefing). Tirons quelques observations de ce tableau.

Dans un premier temps, nous remarquons que le temps d'exécution ainsi que le nombre de colonnes générées est du même ordre pour les différents exemples. Cela démontre la bonne stabilité du modèle.

De plus, la qualité des résultats en ce qui concerne les temps d'exécution montre que l'algorithme converge bien indépendamment de la distance à l'optimum, au départ. Ainsi, avec cet algorithme de génération de colonnes, il n'est pas nécessaire d'évaluer manuellement une bonne solution initiale. Il est même possible de fournir au modèle une solution initiale comportant de fausses rotations. Nous entendons par fausse rotation, un ensemble de tronçons ne formant pas vraiment une rotation (départ ou arrivée n'étant pas à la base par exemple) ou ne vérifiant pas la règlementation. Il suffit de donner à ces fausses rotations un coût fictif très élevé de sorte qu'elles ne se retrouvent pas dans la solution optimale.

TABLEAU II DE RESULTATS

N° du Pbme	Nbre de tronçons	Nombre de services de vols	POUR RESEAU DEVELOPPE: Nbre de noeuds	POUR RESEAU DEVELOPPE: Nbre d'arcs	TAMAX (heure)	Z^0	Z^*	Nombre de colonnes générées	Nombre d'appels au générateur	Solution entière?	Temps d'exécution (sec.)
1	132	248	768	6204	289.50	3823.78	3654.68	307	10	OUI	79
1	132	248	768	6204	289.50	5334.84	3654.68	333	8	OUI	62
1	132	248	768	6204	289.50	7373.34	3654.68	319	9	OUI	71
1	132	248	768	6204	289.50	7272.66	3654.68	405	7	OUI	59
1	132	248	768	6204	289.50	8710.02	3654.68	299	5	OUI	43
1	132	248	768	6204	289.50	9770.84	3654.68	398	6	OUI	52

4.3. COMPORTEMENT DU MODELE POUR DIFFERENTS PROBLEMES

Sur le tableau III, nous retrouvons les résultats obtenus de quatre problèmes différents. Pour ces quatre exemples, la valeur du paramètre TAMAX a été fixée à 289.50 et la solution initiale a été choisie manuellement mais de façon arbitraire.

Comme l'extraction d'un ensemble de données réelles demande un travail considérable, nous n'avons pas pu tester un grand nombre de problèmes. Les problèmes 2, 3 et 4 traités ont été construits à partir du problème 1 utilisé pour les tests précédents, de la façon suivante :

PROB 2 : construit à partir du problème 1 en enlevant plusieurs tronçons.

PROB 3 : construit à partir du problème 1 en enlevant quelques services de vol.

PROB 4 : construit à partir du problème 1 en modifiant les horaires de quelques vols.

De ce tableau III, on peut tirer plusieurs observations intéressantes.

Dans un premier temps, nous pouvons remarquer la stabilité et la bonne convergence du modèle, les temps d'exécution étant vraiment très bons (sur IBM 3081).

Nous pouvons aussi remarquer que la solution optimale obtenue de tous ces tests demeure entière. Cette propriété d'intégrité est intéressante puisqu'elle nous évite d'utiliser un algorithme de programmation en nombre entier tel "Branch and Bound" pour évaluer une solution entière à partir de la solution optimale du problème en nombre réel que nous résolvons par l'algorithme de génération colonnes.

TABLEAU III DE RESULTATS

N° du Pbme	Nbre de tronçons	Nombre de services de vols	POUR RESEAU DEVELOPPE Nbre de noeuds	POUR RESEAU DEVELOPPE Nbre d'arcs	TAMAX (heure)	Z°	Z^{*}	Nombre de colonnes générées	Nombre d'appels au générateur	Solution entière?	Temps d'exécution (sec.)
1	132	248	768	6204	289.50	5334.84	3654.68	333	6	OUI	62
2	20	38	122	322	289.50	2478.00	479.82	4	2	OUI	4
3	132	244	764	6330	289.50	11312.89	5469.32	316	7	OUI	52
4	132	246	774	6384	289.50	11992.30	3656.34	463	6	OUI	54

5. POSSIBILITES FUTURES DU MODELE

Vu la qualité des résultats obtenus de l'expérimentation de notre modèle, il sera intéressant d'adapter cet algorithme de génération de colonnes dans d'autres contextes. Il serait intéressant par exemple, de traiter le cas du personnel navigant technique (PNT) et le cas des trajets moyen-courriers (MC). Les modifications à apporter aux programmes pour traiter ces nouveaux problèmes seront relativement simples. En effet, comme toute la règlementation se trouve concentrée dans l'étape de précalcul pour la construction du réseau développé, il suffira de modifier le module de précalcul pour adapter le modèle dans d'autres contextes. L'algorithme lui-même de génération de colonnes ne sera donc pas affecté par ces modifications et cela présente un gros avantage du modèle que nous avons développé dans le contexte du personnel navigant commercial (PNC) long-courriers (LC).

Les temps d'exécution obtenus de l'expérimentation étant vraiment très bons, il sera aussi possible d'utiliser ce modèle comme outil pour différentes analyses de sensibilité. Il serait intéressant, par exemple, de modifier les horaires de certains vols et à l'aide du modèle de voir l'influence de ces modifications sur le coût de la solution optimale.

Pour rendre le modèle encore plus près de la réalité, différentes études pourront être faites ultérieurement. Une étude de l'approximation de la fonction de coût utilisée durant le marquage pourrait, par exemple, améliorer la qualité du modèle. De plus, une adaptation du modèle pour traiter de façon plus précise le problème des mises en place pourrait être intéressante. Nous pouvons penser, dans un premier temps, à construire manuellement des services de vol avec mises en place qui seraient fournis au modèle et à modifier le module de précalcul contenant la règlementation pour tenir compte de façon plus précise des cas de mise en place, la règlementation étant moins restrictive pour les services de vol avec mises en place.

ANNEXE I

TEMPS DE REPOS POST-COURRIER

Temps de vol global du courrier	de 00 h 01 à 14 h 00					de 14 h 01 à 16 h 00		de 16 h 01 à 18 h 00		de 18 h 01 à 24 h 00	de 24 h 01 à 27 h 00	de 27 h 01 à 32 h 00	de 32 h 01 à 45 h 00	de 45 h 01 à +
Particularités du courrier	dernier temps d'arrêt en escale < 11h	2 PV > 5h00	1 PV > 6h00	de 10h00 à 14h00										
				1 PV > 6h00 + MEP > 6h00	2 PV > 6h00		2 PV > 6h00		2 PV > 6h00	2 PV > 6h00				
Temps d'absence du courrier (heures)														
00.01 à 13.30 13.31 à 24.00 24.01 à 36.00 36.01 à 48.00 48.01 à 60.00 60.01 à 71.59	14dt1	18dt1	24dt1	30h00	36dt2	36h00	42dt2	36dt2	48dt2	36dt2	60h00	60h00	60h00	84h00
72.00 à 84.00 84.01 à 96.00 96.01 à 108.00 108.01 à 120.00 120.01 à 132.00 132.01 à 143.59	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2	48dt2		
144.00 à 156.00 156.01 à 168.00 168.01 à 180.00 180.01 à 192.00 192.01 à 201.00 au delà ...	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2	TA/3dt2

plafonné à 96 h 00

"PV" signifie période de vol
"MEP" signifie somme des temps de vol d'une mise en place isolée
"TA/3" signifie temps d'absence divisé par trois
"dt1" signifie dont 1 repos nocturne normal
"dt2" signifie dont 2 repos nocturnes normaux

ANNEXE II

SUCCESSION DES PERIODES DE VOL ET DES TEMPS D'ARRETS EN ESCALE

SELON CONVENTION PNC 1979

Sur les trois pages qui suivent, nous retrouvons un schéma illustrant les contraintes sur les temps d'arrêt en escale séparant deux services de vol. Ces contraintes ont été tirées de la Convention du Personnel Navigant PNC. Nous retrouvons ensuite deux tableaux résumant ces contraintes.

Les notations utilisées sur le schéma et le tableau sont les suivantes :

TEMPS D'ARRET

- TAP : Temps d'Arrêt Programme
- TAN : Temps d'Arrêt Normal
- TAR : Temps d'Arrêt Réduit
- TAC : Temps d'Arrêt Récupérateur

CAS D'INSUFFISANCE

- A : Il ne subsiste aucune insuffisance
- B : Il subsiste une insuffisance due à une (PV $\leq$ 6)
- C : Il subsiste une insuffisance due à une (6 < PV $\leq$ 10)
- D : Il subsiste une insuffisance due à une (PV > 10)

DEFINITION DES STATUTS

① : correspond au cas A

② : correspond au cas C d'insuffisance et la PV précédente est de type (PV > 6)

③ : correspond au cas C d'insuffisance et la PV précédente est de type (PV $\leq$ 6)

④ : correspond au cas D d'insuffisance et la PV précédente est de type (PV > 6)

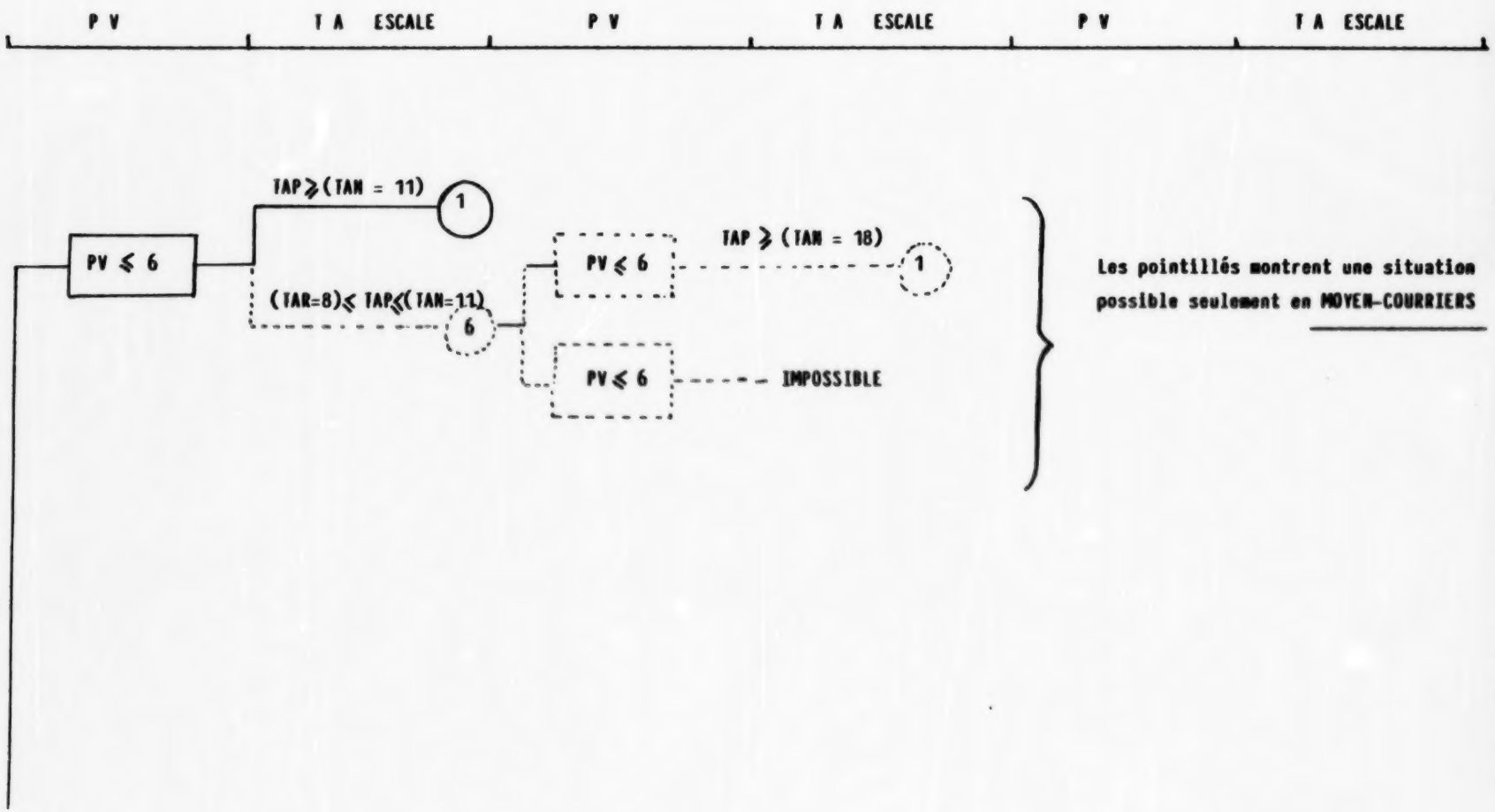
⑤ : correspond au cas D d'insuffisance et la PV précédente est de type (PV $\leq$ 6)

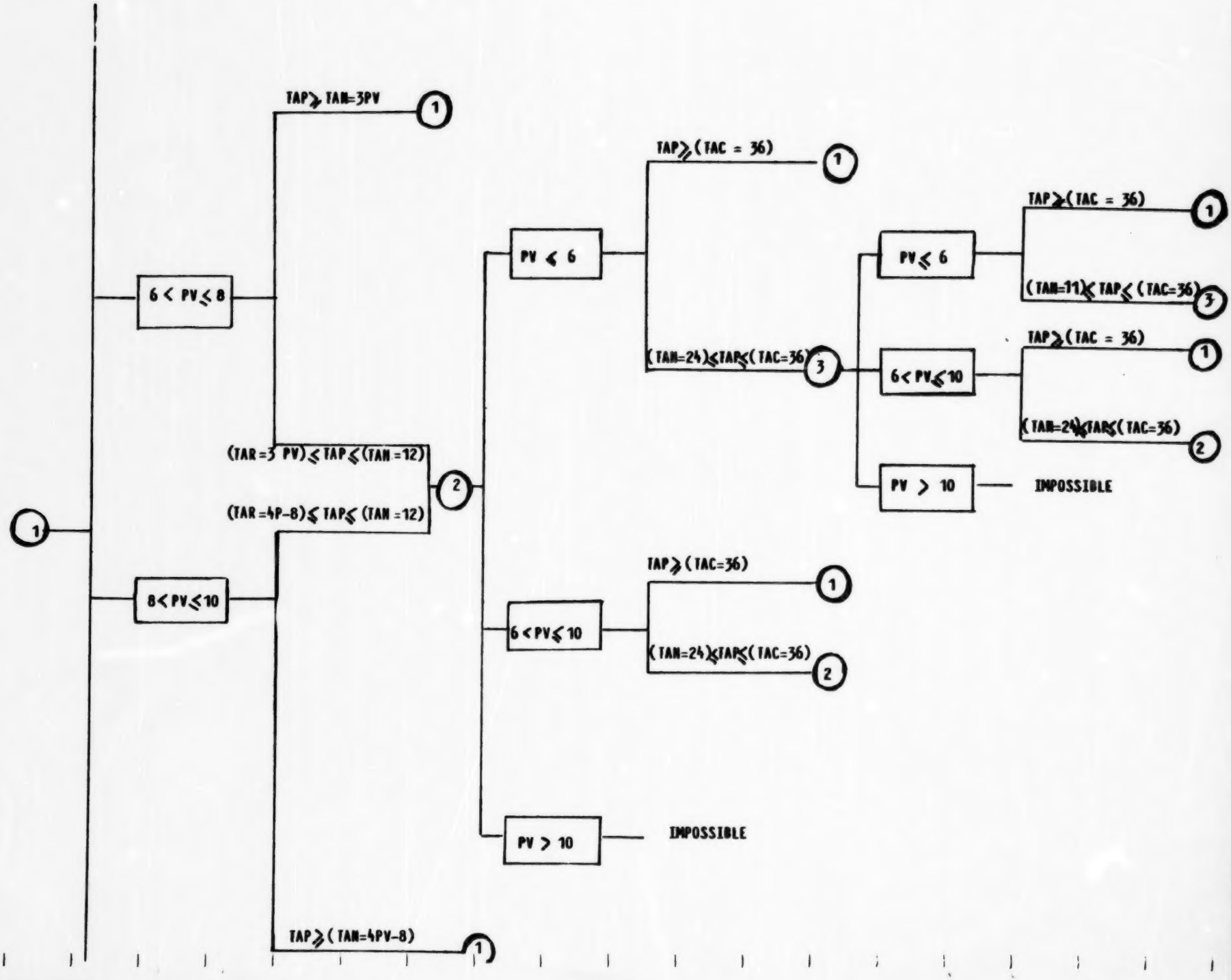
⑥ : correspond au cas B d'insuffisance

NOTE : le statut ⑥ est présent seulement pour le moyen-courriers.

Un examen du schéma aidera à la compréhension de la notion de statut. Le statut assigné à un service de vol résume en fait les insuffisances sur les temps d'arrêt précédant le service de vol, ces insuffisances devant être récupérées.

Sur le schéma nous retrouvons 6 statuts différents. Cependant, en pratique, 3 statuts seulement ont été considérés. En effet, comme nous travaillons dans le contexte du moyen-courriers, le statut (6) n'a pas été utilisé. De plus, comme en pratique nous n'avons pas rencontré de services de vol pour lesquels (PV>10), les statuts (4) et (5) aussi n'ont pas été considérés. De tels cas sont très rares car en théorie, ils sont interdits par la Convention. Suivant la Convention, la période de vol pour un service de vol peut atteindre un maximum de 9 heures.


P V
T A ESCALE
P V
T A ESCALE
P V
T A ESCALE
PV ≤ 6
TAP ≥ (TAN = 11)
1
(TAR=8) ≤ TAP ≤ (TAN=11)
6
PV ≤ 6
TAP ≥ (TAN = 18)
1
PV ≤ 6
IMPOSSIBLE
Les pointillés montrent une situation possible seulement en MOYEN-COURRIERS


1
6 < PV ≤ 8
8 < PV ≤ 10
TAP ≥ TAN = 3PV
1
(TAR = 3 PV) ≤ TAP ≤ (TAN = 12)
(TAR = 4P − 8) ≤ TAP ≤ (TAN = 12)
2
TAP ≥ (TAN = 4PV − 8)
1
PV ≤ 6
6 < PV ≤ 10
PV > 10
IMPOSSIBLE
TAP ≥ (TAC = 36)
1
(TAN = 24) ≤ TAP ≤ (TAC = 36)
2
TAP ≥ (TAC = 36)
1
(TAN = 24) ≤ TAP ≤ (TAC = 36)
3
PV ≤ 6
6 < PV ≤ 10
PV > 10
IMPOSSIBLE
TAP ≥ (TAC = 36)
1
(TAN = 11) ≤ TAP ≤ (TAC = 36)
3
TAP ≥ (TAC = 36)
1
(TAN = 24) ≤ TAP ≤ (TAC = 36)
2

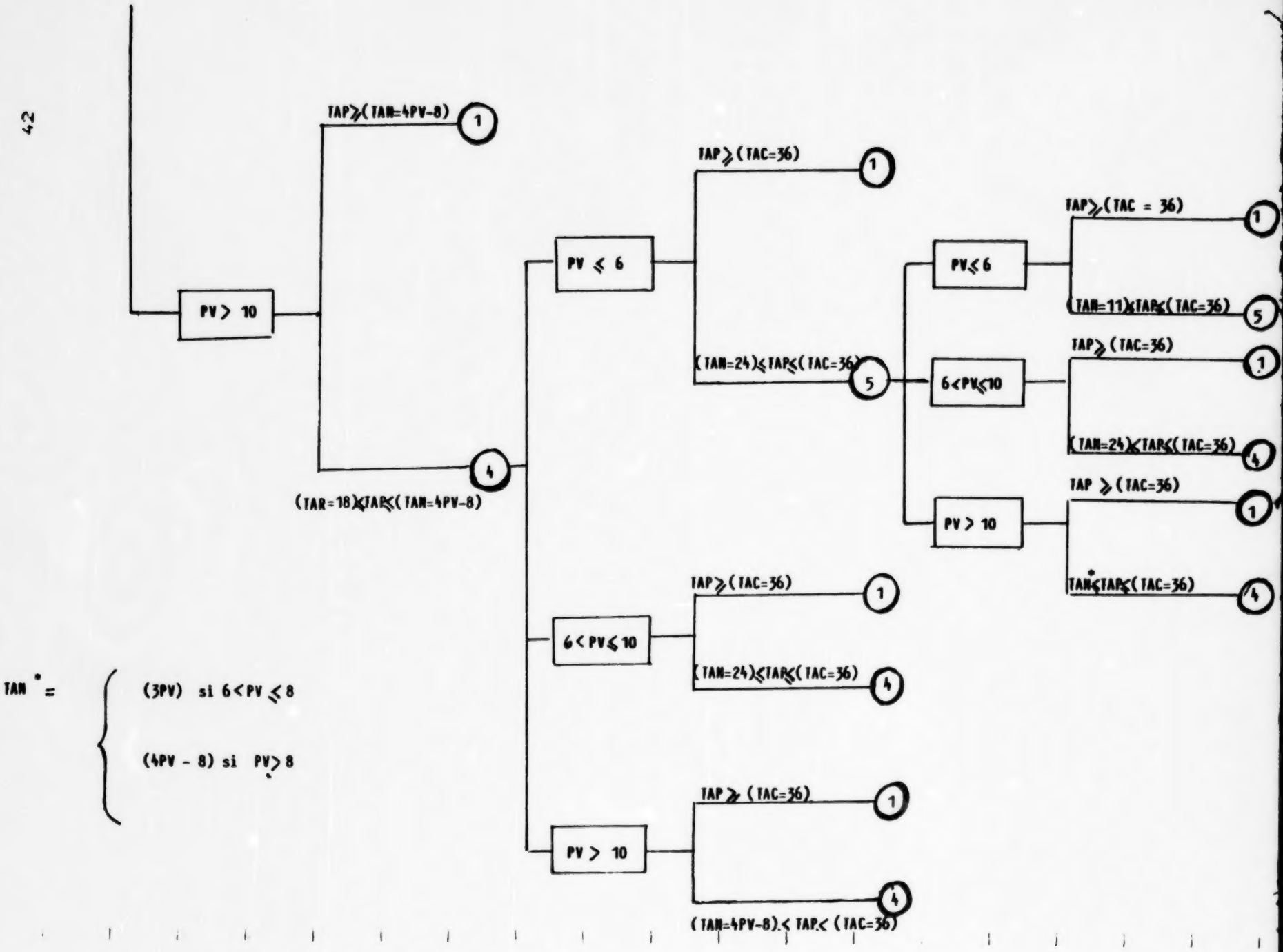

TAP ≥ (TAN=4PV-8)
1
PV > 10
4
(TAR=18) ≤ TAP ≤ (TAN=4PV-8)
PV ≤ 6
TAP ≥ (TAC=36)
1
(TAN=24) ≤ TAP ≤ (TAC=36)
5
PV ≤ 6
TAP ≥ (TAC = 36)
1
(TAN=11) ≤ TAP ≤ (TAC=36)
5
6 < PV ≤ 10
TAP ≥ (TAC=36)
1
(TAN=24) ≤ TAP ≤ (TAC=36)
4
PV > 10
TAP ≥ (TAC=36)
1
TAN ≤ TAP ≤ (TAC=36)
4
6 < PV ≤ 10
TAP ≥ (TAC=36)
1
(TAN=24) ≤ TAP ≤ (TAC=36)
4
PV > 10
TAP ≥ (TAC=36)
1
4
(TAN=4PV-8) ≤ TAP ≤ (TAC=36)
TAN* = (3PV) si 6 < PV ≤ 8
(4PV - 8) si PV > 8

TABLEAU 1

SERVICE DE VOL CONSIDERE										TEMPS D'ARRET REDUIT (TAR)	
TYPE (PV ou MEP)	CAS Selon TA précédent	CAS Type SV précédent	TEMPS D'ARRET NORMAL (TAN) Valeur minimum	TEMPS D'ARRET NORMAL (TAN) Cas pour SV suivant	TEMPS D'ARRET RECUPERATEUR (TAC) Valeur minimum	TEMPS D'ARRET RECUPERATEUR (TAC) Cas pour SV suivant	POSSIBILITE DE REDUCTION OUI	POSSIBILITE DE REDUCTION NON	POSSIBILITE DE REDUCTION Conditions	Valeur minimum	Cas pour SV suivant
PV ≤ 6	A		11	A			O	N	1	8	B
	B		18	A	18	A	N				
	C	PV ≤ 6	11	C	36	A	N				
	C	PV > 6	24	C	36	A	N				
	D	PV ≤ 6	11	D	36	A	N				
	D	PV > 6	24	D	36	A	N				
6 < PV ≤ 8	A		3 PV	A			O			12	C
	C		24	C	36	A	N				
	D		24	D	36	A	N				
8 < PV ≤ 10	A		4PV - 8	A			O			12	C
	C		24	C	36	A	N				
	D		24	D	36	A	N				
PV > 10 *	A *		4PV - 8	A			O			18	D
	C		"	C	36	A	O			24	D
	D		"	D	36	A	N				

CONDITION

1. Rotation moyen trajet uniquement: La période de vol suivante ne peut être supérieure à 6h.

OBSERVATIONS

* La première période de plus de 10 heures doit être de 36 heures dont deux arrêts nocturnes normaux. Elle ne peut donc pas être dans le cas C.

Tableau fourni par M. FILIPPI (OO.NS)

TABLEAU N° 2

PERIODE DE VOL	STATUT	CAS	STATUT DU SERVICE DE VOL SUIVANT
PV ≤ 6	1	Si TAP ≥ 11	1
PV ≤ 6	2	Si TAP ≥ 36	1
		Si TAP ≥ 11 (TAP < 36)	3
PV ≤ 6	3	Si TAP ≥ 36	1
		Si TAP ≥ 11 (TAP < 36)	3
6 < PV ≤ 8	1	Si TAP ≥ 3 PV	1
		Si TAP ≥ 12 (TAP < 3 PV)	2
6 < PV ≤ 8	2 ou 3	Si TAP ≥ 36	1
		Si TAP ≥ 24 (TAP < 36)	2
8 < PV ≤ 10	1	Si TAP ≥ 4 PV - 8	1
		Si TAP ≥ 12 (TAP < 4 PV-8)	2
8 < PV ≤ 10	2 ou 3	Si TAP ≥ 36	1
		Si TAP ≥ 24 (TAP < 36)	2

REFERENCES

1. J. AGARD, J.P. ARABEYRE, J. VAUTIER
Génération automatique de rotations, d'équipages - RAIRO 6, p. 107 à 117

2. J. DESROSIER, P. PELLETIER, F. SOUMIS (1983)
Plus court chemin avec contraintes d'horaires, RAIRO, Recherche Opérationnelle Volume 17, n° 4 p. 357 à 377

3. G. DESROSIER, F. SOUMIS, M. DESROCHER (1983)
Routes avec horaires traitées par génération de colonnes. Rapport de recherche n° 277, Centre de recherche sur les transports - Université de Montréal

4. M. GONDRAN, M. MINOUX (1979)
Graphes et Algorithmes, EYROLLES - PARIS

5. T. MICHARD (1984)
Méthode d'aide à l'amélioration des rotations équipages long-courriers.
Rapport de recherche n° 23/A - Ecole Nationale Supérieure de Techniques Avancées.

6. M. MINOUX (1975)
Plus court chemin avec contraintes : algorithme et applications.
Extrait Annales des télécommunication, tome XXX, n° 11.12, p 383 à 394.

7. M. MINOUX (1976)
Structures algébriques généralisées des problèmes de cheminement et applications - RAIRO
Recherche Opérationnelle : théorèmes, algorithme et application, RAIRO, Recherche Opérationnelle, volume 10, n° 6 p 33 à 62.

8. M. MINOUX (1983)
Programmation mathématique : Théorie et Algorithme, tomes I et II. DUNOD-PARIS

9. M. MINOUX (19894 (a))
Algorithme de génération de rotations de coût réduit minimum. Notes manuscrites (non publiées)

10. M. MINOUX (1984 (b))
Column génération technique en conbinatorial.
Optimisation application "The crew pairing problemes - Rapport présenté au XXIVeme Symposium AGIFORS (1984)

11. E. Odier, F. Lascaux, H. HIE (1983)
Medium haul trip pairing optimization.
Column génération technique in combinatorial optimization
Application the crew pairing problème . Rapport présenté au XXIVème Symposium AGIFORS

11. E. ODIER, F. LASCAUX, H. HIE
Medium Haul Trip Pairing Optimizations.
Rapport présenté au XXIIIème AGIFORS Symposium

- o O o -

REMERCIEMENTS

Dans un premier temps, je voudrais remercier M. ODIER, Chef du Service de Recherche Opérationnelle d'Air France et M. MINOUX du Centre National d'Etudes en Télécommunications (CNET), pour la mise sur pied et la supervision du projet.

Dans un deuxième temps, je voudrais remercier F. SOUMIS et J. DESROSIERS du Centre de Recherche sur les Transports de l'Université de Montréal pour l'aide et le soutien moral apportés au cours des recherches.

Je voudrais aussi remercier F. LASCAUX du Service de Recherche Opérationnelle d'Air France qui a travaillé avec moi et m'a suivie avec son sourire tout au long du projet et P. JACQUEST qui a passé beaucoup de temps à dactylographier ce rapport.